

UNIVERSITÉ DU QUÉBEC À MONTRÉAL

DÉVELOPPEMENT ET ÉTUDE DES PERFORMANCES D'UN  
ALGORITHME D'ORDONNANCEMENT POUR LES RÉSEAUX  
OPTIQUES À COMMUTATION DE FLUX

MÉMOIRE

PRÉSENTÉ

COMME EXIGENCE PARTIELLE

DE LA MAÎTRISE EN INFORMATIQUE

PAR

BEN MAHMOUD ANIS

MARS 2015

UNIVERSITÉ DU QUÉBEC À MONTRÉAL  
Service des bibliothèques

Avertissement

La diffusion de ce mémoire se fait dans le respect des droits de son auteur, qui a signé le formulaire *Autorisation de reproduire et de diffuser un travail de recherche de cycles supérieurs* (SDU-522 – Rév.01-2006). Cette autorisation stipule que «conformément à l'article 11 du Règlement no 8 des études de cycles supérieurs, [l'auteur] concède à l'Université du Québec à Montréal une licence non exclusive d'utilisation et de publication de la totalité ou d'une partie importante de [son] travail de recherche pour des fins pédagogiques et non commerciales. Plus précisément, [l'auteur] autorise l'Université du Québec à Montréal à reproduire, diffuser, prêter, distribuer ou vendre des copies de [son] travail de recherche à des fins non commerciales sur quelque support que ce soit, y compris l'Internet. Cette licence et cette autorisation n'entraînent pas une renonciation de [la] part [de l'auteur] à [ses] droits moraux ni à [ses] droits de propriété intellectuelle. Sauf entente contraire, [l'auteur] conserve la liberté de diffuser et de commercialiser ou non ce travail dont [il] possède un exemplaire.»

## DÉDICACES

*Je dédie ce mémoire*

*A mes chers parents qui ont veillé à ce que je sois ce que je suis devenu maintenant grâce à leur amour inestimable, efforts fournis jour et nuit, leurs sacrifices, et leur soutien moral et matériel pour mon éducation et mon bien être. Qu'ils trouvent dans ce travail un témoignage de mon profond amour et le fruit de tout ce qu'ils ont consentis pour mon éducation et ma formation.*

*A mon âme sœur, ma femme qui m'a toujours soutenu dans les moments difficiles, qui n'a jamais douté de moi et de mes aptitudes, même dans les moments où moi-même j'en doutais, qui a dû supporter mon stress et qui m'a encouragé durant toute cette période.*

*A ma petite fille, née au cours de la rédaction de ce mémoire, le plus beau cadeau que j'ai eu dans ma vie.*

*A mes frères, mes sœurs, ma belle mère, mes beaux frères, mes belles sœurs, mes amis et à tous ceux qui, de près ou de loin, ont contribué à l'élaboration de ce travail.*

## REMERCIEMENTS

Dans le cadre de ce mémoire, je tiens à remercier tout d'abord mon directeur de recherche Prof. ELBLAZE Halima pour l'honneur qu'elle m'a fait en acceptant de m'encadrer. A travers ces mots, je lui adresse un message de gratitude pour son encadrement constructif, pour l'appui scientifique qu'elle m'a accordé et pour toute la patience, la confiance et le soutien qu'elle m'a témoigné tout au long de mon mastère.

Je tiens à remercier aussi tous les enseignants du département informatique de l'UQAM qui n'ont épargné aucun effort pour mener à bien notre formation.

Je remercie aussi tout le personnel de la direction du programme de maîtrise en informatique pour leur sympathie et leur collaboration continue.

Trouvez à travers ce travail mes sincères expressions de reconnaissance et de gratitude.



## TABLE DES MATIÈRES

LISTE DES FIGURES.....	vi
LISTE DES ABRÉVIATIONS.....	viii
RÉSUMÉ.....	x
INTRODUCTION.....	1
0.1 Travaux connexes et vue d'ensemble sur le mémoire.....	2
CHAPITRE I	
SURVOL SUR LES RÉSEAUX OPTIQUES.....	4
1.1. Évolution historique des réseaux optiques .....	4
Réseaux WDM .....	4
Réseaux OPS .....	5
Réseaux OBS.....	6
1.2. Aspects écono-environnementaux des réseaux OFS .....	7
1.3. Les commutateurs dans les réseaux OFS.....	9
CHAPITRE II	
COMMUTATION DE FLUX OPTIQUES (OFS) .....	13
2.1. Aperçu sur les réseaux OFS.....	13
2.2. OFS.....	14
2.3. Architecture OFS.....	16
CHAPITRE III	
COMMUNICATION INTER-MAN DANS LES RÉSEAUX OFS.....	19
3.1. Algorithme de communication inter-MAN .....	19
3.1.1. Hypothèses et modélisation.....	21
3.2. Ordonnancement des flux prioritaires .....	23
3.3. Algorithme d'ordonnancement pour la différenciation des services.....	24
3.3.1. Hypothèses et modélisation .....	25

## CHAPITRE IV

ÉVALUATION DE PERFORMANCES.....	26
4.1 Évaluation des probabilités de blocages.....	26
4.2 Évaluation du temps de séjour.....	31
4.3 Paramètres de simulation.....	33
4.4 Résultats.....	34
CONCLUSION.....	45
BIBLIOGRAPHIE.....	46

## LISTE DES FIGURES

Figure	Page
1.1 Ports et états d'un F-OXC.....	10
1.2 F-OXC principe de commutation (Mukherjee, 2006).....	10
1.3 OADM-Principe (Mukherjee, 2006).....	11
1.4 Brasseur reconfigurable (Mukherjee, 2006) .....	12
2.1 Chemins tout-optique de bout en bout dans OFS.....	14
2.2 OFS versus réseaux optiques traditionnels (Ganguly , 2008).....	15
2.3 Illustration de la topologie générale d'un réseau optique (Mukherjee, 2006).....	17
3.1 Illustration du processus d'établissement de connexion.....	21
3.2 Illustration du modèle .....	24
4.1 Partie Fork-Join .....	29
4.2 La probabilité de blocage versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.....	37
4.3 La probabilité de blocage totale (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s .....	38
4.4 La probabilité de blocage (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.....	39
4.5 La probabilité de blocage totale (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.....	40

4.6 Le temps de séjour versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.....	41
4.7 Le temps de séjour totale versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.....	42
4.8 Le temps de séjour (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s. ....	43
4.9 Le temps de séjour totale (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.....	44

## LISTE DES ABRÉVIATIONS

ATM	Asynchronous Transfer Mode
DN	Distribution Network
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing
EPS	Electronic Packet Switching
FDL	Fiber Delay Link
F-OXC	Fiber Optical Cross-Connect
GMPLS	Generalized Multi-Protocol Label Switching
IP	Internet Protocol
LAN	Local Area Network
LED	Light Emitting Diode
MAN	Metropolitan Area Network
MEMS	Micro Electro Mechanical Systems
OADM	Optical Add Drop Multiplexer
OBS	Optical Burst Switching
OCS	Optical Circuit Switching
OFS	Optical Flow Switching
OPS	Optical Packet Switching
OXC	Optical Cross Connect
PON	Passive Optical Network
QoS	Quality of Service
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SONET	Synchronous Optical Network

TaG	Tell-and-Go
TSOBS	Time Sliced Optical Burst Switching
WAN	Wide Area Network
WDM	Wavelength Division Multiplexing
WR	Wavelength-Routed

## RÉSUMÉ

Le présent travail évoque le problème de modélisation et d'analyse d'un mécanisme d'ordonnancement pour les réseaux Optiques à Commutation de Flux OFS. Dans ce type de réseaux les flux de données suivent un chemin pré-établi, tout-optique sans aucun traitement électronique supplémentaire excepté le plan de control. En effet, il n'y pas de traitement dans les noeuds intermédiaires et pas de mise en mémoire tampon pour les flux, seuls les noeuds OXC (Optical Cross Connect) sont impliqués dans la fonction de commutation des flux. Afin de mettre en évidence notre étude, nous avons considéré deux types de flux: (1) flux à haute priorité et (2) flux "best-effort". Le mécanisme en question sera implémenté au niveau du plan de contrôle en utilisant un modèle Fork-Join d'une file d'attente prioritaire. En outre, nous avons établi une étude analytique afin d'évaluer les performances de ce mécanisme, en l' occurrence la probabilité de blocage et le temps de séjour. Les résultats obtenus suite aux simulations montrent que le mécanisme proposé satisfait pleinement notre but de différenciation de service en terme de probabilité de blocage. Par contre, pour les applications qui exigent le critère de temps de séjour comme QoS (Quality Of Service), ce mécanisme est adéquat pour les réseaux dont la charge du trafic est élevée, voire supérieure à 60%.

Mots-clés: OFS, ordonnanceur, Fork-Join, file d'attente, priorité, probabilité de blocage, temps de séjour.



## INTRODUCTION

Les réseaux actuels sont remis en question face aux différents coûts des structures actuelles d'une part et l'augmentation spectaculaire de la bande passante demandée par les nouvelles applications émergentes d'autre part. Ce défi a donné naissance à une nouvelle génération de réseaux optiques de transport de données : les réseaux à commutation de flux optiques OFS. OFS est l'architecture la plus évolutive (Weichenberg, Chan et Medard, 2007), elle garantit un bon rapport coût-efficacité. En effet, elle est la plus rentable lorsque la demande globale de bande passante est grande. Ceci en la comparant à plusieurs architectures de réseaux optiques, tels que: TaG, EPS, GMPLS (Weichenberg, Chan et Medard, 2006), OBS et OPS (Weichenberg, Chan et Medard, 2007) (Xin et Qiao, 2001).

OFS est un mode de commutation tout-optique, de bout en bout permettant d'établir des connexions suite aux demandes des utilisateurs finaux pour un accès direct. Souvent à l'entrée du réseau plusieurs flux demandent de la bande passante. Par conséquent un mécanisme d'ordonnancement de flux inter WAN-MAN est déployé. Il permet d'atteindre une haute utilisation du réseau mais avec un certain retard dû aux files d'attente qui se traduit par le blocage (ou mise en attente) de la transmission de l'utilisateur jusqu'à ce que les ressources demandées seront disponible. Cependant, il existe des applications qui sont soumises à des contraintes de temps et qui ne voudraient pas attendre dans la file et par conséquent elles seront menées à accepter de haute probabilité de blocage lors de la demande du service (Chan, Ganguly et Weichenberg, 2009) (Kaheel et Alnuweiri, 2003).

### 0.1 Travaux connexes et vue d'ensemble sur le mémoire

Bien que le concept de OFS (Optical Flow Switching) à vu le jour vers les débuts des années 2000 c'est seulement récemment que ce concept à été approuvé et des chercheurs ont commencé à étudier et à analyser des architectures plus en détails. Motivé par ce nouveau concept, un groupe de chercheurs ont évoqué dans (Weichenberg, Chan et Medard, 2006) des aspects relatifs à la conception d'un mécanisme concrétisant ce nouveau concept ainsi que des questions liées à ses performances, coûts et efficacité par rapport aux architectures actuelles. Dans (Ganguly B. , 2008) B.Ganguly à présenté une analyse de performance en terme de débit et délais de OFS en implémentant une approche d'ordonnancement de flux optiques. Par la suite, A. Ganguly à étudié le problème d'ordonnancement de flux pour les applications assujetties à des contraintes de temps strictes, en l'occurrence les applications militaires critiques. Pour ceci, A.Ganguly à utilisé dans (Ganguly A., 2009) la technique de sondage rapide afin de vérifier la disponibilité des ressources réseau. (Khayata et Elbiaze, 2012) est un autre travail assez important qui a été réalisé par I.Khayata et E.Halima où ils ont présenté un modèle d'ordonnancement pour les réseaux OFS permettant de combiner deux types de flux ayant différentes contraintes QoS, ce qui fournit une meilleure efficacité d'utilisation des ressources réseau.

Ce pendant au cours des différents travaux cités ci-haut, les différents auteurs n'ont pas touché à tous les critères de QoS. Toutefois la probabilité de blocage et le temps de séjour font partie des critères de qualité de service exigés par beaucoup d'applications tels que les applications ayant des contraintes de temps comme le HD IPTV par exemple.

Notre contribution consiste alors à évaluer ces deux critères de QoS en proposant un nouvel algorithme d'ordonnancement de flux optiques basé sur le modèle Fork-Join (MacGregor Smith et Cruzy , 2004) et qui prend en considération

la coexistence de deux types de trafic qui exigent différentes qualités de service (QoS).

Le mémoire est organisé comme suit : le chapitre I -survol de la technologie des réseaux optiques, chapitre II -aperçu sur les réseaux ofs, chapitre III -présentation et modélisation de l'algorithme de communication inter-MAN, le chapitre IV comprend une étude analytique des QoS de notre algorithme en occurrence, la probabilité de blocage et le temps de séjour. En fin une discussion des résultats trouvés suivie d'une conclusion.

## **CHAPITRE I**

### **SURVOL SUR LES RÉSEAUX OPTIQUES**

#### **1.1. Évolution historique des réseaux optiques**

##### **Réseaux WDM**

L'apparition de la technologie optique est considérée comme une révolution scientifique pour le transport de données via les réseaux haut-débit. En effet, les communications optiques ont débuté vers les années 80 avec l'avènement des fibres monomodes (Mukherjee, 2006). Cependant, l'exploitation concrète de cette technologie n'a commencé qu'après l'apparition de la technologie de multiplexage de longueur d'onde WDM au milieu des années 90, permettant à plusieurs longueurs d'ondes d'être multiplexées dans une même fibre optique. Autrement dit, sur une même fibre on peut utiliser plusieurs canaux de transmission dont chacun possède une longueur d'onde spécifique.

Cette technologie a évolué grâce au modèle de routage de longueur d'onde WR. Ce modèle consiste à établir des chemins de communication optiques dites "lighthpaths" entre les paires source-destination (Mukherjee, 2006). En outre, un chemin optique est le mécanisme de communication de base, pouvant s'étendre sur plusieurs liens en fibre optique interconnectés entre eux par des commutateurs appelés OXC pour fournir un circuit-commuté entre deux nœuds. Cette technique

d'assigner un canal de longueur d'onde spécifique pour chaque paire source-destination dans les réseaux WDM est connue sous le nom de OCS. Toutefois, le nombre limité de longueurs d'ondes s'avère un grand défi à surmonter pour les ingénieurs réseaux. Ce défi devient un grand souci lorsqu'il s'agit de grands réseaux et rend l'établissement de ces chemins optiques entre le grand nombre d'utilisateurs finaux, qui ne cesse de croître, une tâche difficile. De plus, malgré les grands avantages de OCS, le fait d'attribuer à chaque paire source-destination un canal de longueur d'onde spécifique entraîne une mauvaise utilisation de cette importante ressource réseau puisque sa capacité totale est dédiée à une seule paire et ne peut être partagée par d'autres.

### **Réseaux OPS**

La technologie OPS a contribué à la fiabilité des réseaux optiques. Comme pour les réseaux de commutation de paquets électroniques EPS, dans les réseaux OPS les données sont transportées sous forme de paquets dont chaque paquet dispose d'un entête dans laquelle sont encapsulées toutes les informations de contrôle intra bandes nécessaires pour son acheminement au nœud destinataire. Chaque paquet est transporté individuellement et indépendamment tout au long des fibres optiques (Modiano, 1999). Le paquet doit être traité par chaque nœud intermédiaire afin d'extraire les informations de contrôles, les réseaux OPS sont caractérisés par leur haut-débit de transfert de données ainsi que leur pouvoir de se familiariser avec les problèmes de congestion, bris de liens, etc.... Toutefois, le fait que le traitement des paquets optiques est réalisé principalement dans le domaine électronique a remis en question la fiabilité de cette architecture à cause de deux problèmes majeurs:

- Absence de mémoires optiques pour maintenir les paquets en attente de traitement. la seule solution envisageable, était de déployer des lignes à retard FDL. Or ces lignes ne permettent de sauvegarder les

paquets que pour une période limitée. En plus, elles sont chères à déployer.

- La consommation d'énergie électrique, qualifiée de "non-verte" était un souci surtout pour le future vu l'augmentation croissante du trafic.

### Réseaux OBS

Cette architecture de réseaux optiques vise principalement à minimiser la consommation d'énergie par les routeurs lors de conversion optique-électronique-optique d'une part et d'éviter les goulots d'étranglement causer par le traitement des paquets optiques à chaque nœud intermédiaire entre les paires source-destinataire d'autre part. Dans cette architecture, les paquets de données sont regroupés sous forme de rafales. Une rafale est formée par deux parties dites rafale de contrôle et rafale de données. Les deux rafales sont transmises séparément sur deux canaux différents. Au moment de transmission de la rafale, la partie contrôle (l'en-tête) précède la partie données à fin de réserver les ressources nécessaires, configurer les matrices de commutation et établir les liens. La partie données n'est pas sensée attendre une confirmation d'établissement de connexion, elle est plutôt retransmise sur le canal de données après un temps de compensation, en suite de son en-tête à chaque nœud intermédiaire, au fur et à mesure que les ressources nécessaires sont lui réservés. De ce fait si un échec est survenu durant le processus de réservation et d'allocation de ressources nécessaires, la rafale sera rejetée.

L'architecture OBS a fait l'objet de beaucoup de travaux de recherches ce qui explique le nombre important de propositions relatives à cette dernière. Dans le but de mieux exploiter la bande passante d'une rafale et de réduire la perte de données due aux rafales bloquées, une variante de OBS nommée TSOBS a été développée. Elle consiste de passer de la commutation de longueur d'ondes à la commutation temporelle. En effet, l'architecture TSOBS sépare, comme OBS, entre la partie



donnée et celle de contrôle d'une rafale. Les en-têtes des rafales sont transmises à travers des longueurs d'ondes séparées sur chaque lien WDM, elles sont converties en forme électronique à chaque commutateur, tandis que le reste des longueurs d'ondes sont dédiées au transport des données, elles sont commutées optiquement. Une spécification de l'architecture TSOBS est que les longueurs d'ondes données transportent les données suivant une forme de trames répétitives qui sont subdivisées en tranches de temps de tailles fixes.

Chaque en-tête signale l'arrivée d'une rafale de données, de plus elle contient les informations de contrôle nécessaire de l'acheminement des données à sa destination tels que: les adresses, le canal dans le quel la rafale arrivera, le numéro de la trame contenant le premier slot de données de la rafale en question et le nombre de slots nécessaire pour la transmission de la rafale (Ramamirtham and others, 2003).

## **1.2. Aspects écono-environnementaux des réseaux OFS**

les réseaux de longues distances (ou réseaux de base) de nos jours se composent de plusieurs liens hauts débits de longueurs d'ondes. Ces liens sont interconnectés entre eux à travers d'énormes routeurs IP électroniques renfermant des systèmes de files d'attente. Ces derniers sont devenus le principal goulot d'étranglement dans les réseaux actuels (Kumar, Turner et Crowley, 2005). Ces commutateurs ont besoin d'une grande quantité d'énergie pour fonctionner. En tenant compte de l'impact de la consommation de l'énergie sur notre environnement dans nos jours, ces équipements posent un gros problème. En outre, la demande de la bande passante au niveau des réseaux de base ne cessent de croître rapidement en particulier par les applications point-à-point et la vidéo, par conséquent les ressources disponibles chez des fournisseurs de services mondiaux s'épuisent rapidement. En effet, il y a eu une évolution remarquable au niveau du modèle d'utilisation de la bande passante qui était utilisée principalement pour des fins de télécommunications pour être exploitée



par la suite essentiellement dans l'échange de données. Dans nos jours plus de 97% de la bande passante est pour le trafic de données (Ho et Cheung, 2009).

De plus, l'une des plus gourmandes fonctions en matière de consommation d'énergie de la pluparts des réseaux informatiques actuels est le mode différé de traitement de données (store-and-forward) des systèmes basés sur la technologie EPS (Electronic Packet Switching). Par conséquent, la nécessité d'un nouveau modèle pour la nouvelle génération de réseaux longues distances devient un soucis pour les ingénieurs en réseautique.

La nouvelle génération de réseaux de longue distance doit satisfaire les contraintes de rentabilité, faible consommation d'énergie et soutient des centaines de téraoctets de trafic par seconde. Dans ce cadre, se présente OFS comme étant une architecture "verte" permettant de soulever les défis relatifs aux problèmes de consommation d'énergie croissante des systèmes EPS. En effet dans OFS on n'utilise que des commutateurs optiques (OXC) pour la fonction de commutation. De plus il n'y a pas de mémoire optique. Ainsi une transparence de bout en bout est maintenue et aucun traitement électronique supplémentaire est requis excepté le plan de contrôle. Lorsqu'un utilisateur demande la transmission d'un flux, une longueur d'onde tout au long d'un chemin optique fixe lui est alloué pendant toute la durée de transmission via un plan de contrôle électronique. Ainsi, la matrice de commutation optique est construite de façon rentable et la consommation d'énergie est très bas en comparaisant avec les commutateurs de paquets électroniques. En outre, une bonne qualité de service (QoS) en terme de bande passante et de délai est garantie. Pour ceci OFS est une architecture très prometteuse pour les réseaux de longue distance de la prochaine génération. Elle est très appropriée pour les applications de données gourmandes en bande passante et qui exigent la QoS tels que la TVHD , les distributions cinéma SHD (Super High Definition) et les applications distribuées.

### 1.3. Les commutateurs dans les réseaux OFS

Il est certain que les organes de commutation sont des composants fondamentaux de n'importe quel réseau. Selon la nature de porteur du signal, on distingue deux types de commutation: électronique et optique. Ce pendant, de point de vue granularité du concept de la commutation, il a deux catégories élémentaires: la commutation de circuits et la commutation de cellules. Dans le domaine optique et selon (Mukherjee, 2006) le routage de longueurs d'onde est analogue à la commutation de circuits tandis que OPS, OBS et OFS sont similaires à la commutation de cellules. En fait, la plupart des réseaux actuels utilise la fibre optique comme support de transport de données mais tout ce qui est opération de commutation et de routage se fait de façon électronique qui offre plus de flexibilité. Ce pendant, pour pouvoir commuter et router un signal optique, une opération de conversion optoélectronique est requise afin de trouver la forme électrique du signal pour le traiter. En plus de la discordance entre le débit électronique et l'énorme débit de la fibre et la consommation d'énergie des équipements électroniques, cette conversion engendre un délai de plus pour la transmission du signal. Pour remédier à ce problème, une nouvelle technologie de commutateurs optiques était développée. Ces commutateurs optiques sont capables de traiter les signaux optiques sans besoin de conversion et à très haut débit d'où le nom "tout-optique" faisant référence aux réseaux qui utilisent ces composants. Parmi les commutateurs optiques on cite:

### Répartiteur F-OXC

C'est le plus élémentaire et le moins coûteux des commutateurs optiques. Il permet d'acheminer les signaux optiques de deux ports d'entrée à deux ports de sortie. Voir figure 1.1.

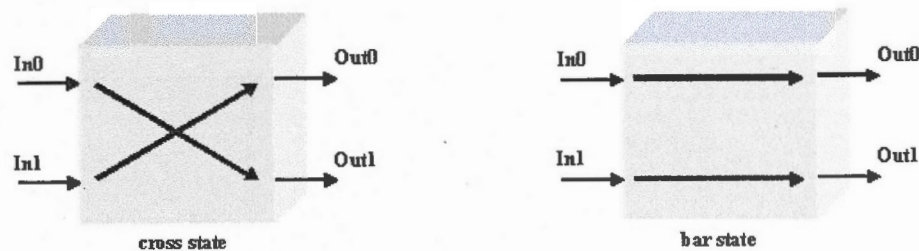


Figure 1.1 Ports et états d'un F-OXC

Un répartiteur est inerte aux longueurs d'onde, c'est à dire il est incapable de démultiplexer différents signaux de longueurs d'onde d'une fibre d'entrée donnée. Il se limite à assurer l'opération de commutation entre les fibres d'entrée et celles de sortie via ses deux ports et ses deux états "cross state" et "bar state", d'où la notation 2X2. Voir la figure ci-dessous.

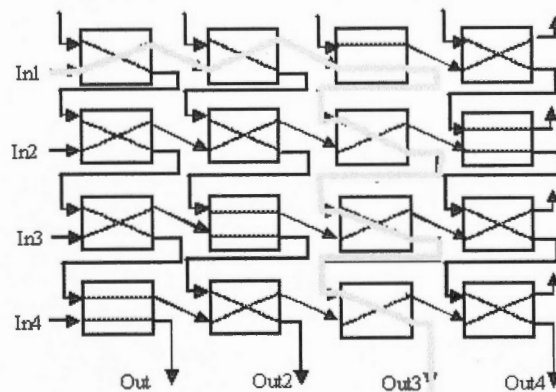


Figure 1.2 F-OXC principe de commutation (Mukherjee, 2006)

### ***Multiplexeur à insertion/extraction OADM***

Un OADM se compose d'un démultiplexeur, suivi d'un ensemble de commutateurs 2x2, à raison d'un commutateur pour chaque longueur d'onde, puis d'un multiplexeur. Généralement, il peut être "inséré" sur un lien physique de fibre. Les états des commutateurs sont contrôlés électroniquement et déterminent quels canaux WDM poursuivent leurs chemins, lesquels sont extraits en vue d'une réception locale et lesquels peuvent être ajoutés après une émission locale. En effet, si tous les commutateurs sont à l'état "bar state" alors toutes les longueurs d'onde traversent le commutateur vers d'autres noeuds. Parcontre si l'un des commutateurs est à l'état "cross state" alors le signal correspondant à cette longueur d'onde est retiré localement (le cas de  $\lambda_2$  dans la figure 1.3) et un nouveau flux de données peut être inséré à cette longueur d'onde au niveau du commutateur en question. Voir figure 1.5.

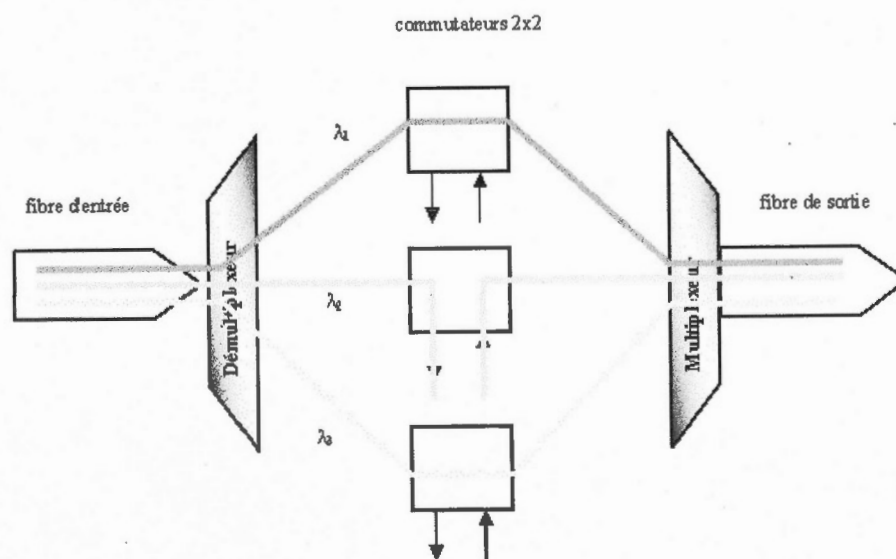


Figure 1.3 OADM-Principe (Mukherjee, 2006)



### Brasseur OXC

Les brasseurs sont essentiellement utilisés comme points de jointure entre les différents grands réseaux de type métropolitains, régionaux ou longue distance. Leur rôle principale est de router le trafic d'une fibre à une autre. Il se compose d'une série de démultiplexeurs placés aux extrémités des différentes fibres d'entrée, permettant de démultiplexer les signaux et orienter chaque ensemble de canaux WDM, formé par les mêmes longueurs d'onde issues des différentes fibres d'entrée, vers un commutateur photonique spécifique. À son tour, chaque commutateur réalise des opérations de commutation nécessaires, indépendamment des autres, sur les canaux WDM et enfin les remultiplexe sur les fibres de sortie. La matrice de commutation peut être configurée de façon fixe par le constructeur ou reconfigurable par via plusieurs techniques en occurrence les micro miroirs MEMS, ou des commutateurs optiques à commande électrique. En outre, un brasseur jumlé avec des OADM lui donne une possibilité de routage plus large pourvu que les canaux WDM peuvent être commutés, extraits ou ajoutés. La figure 1.4 présente le principe de fonction d'un brasseur.

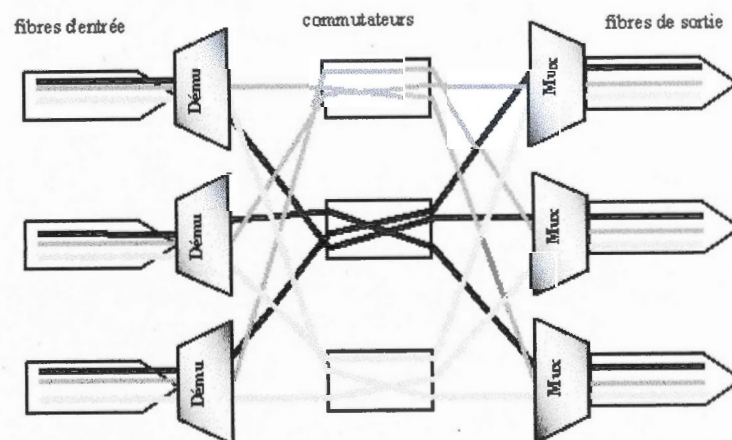


Figure 1.4 Brasseur reconfigurable (Mukherjee, 2006)

## CHAPITRE II

### COMMUTATION DE FLUX OPTIQUES (OFS)

#### 2.1. Aperçu sur les réseaux OFS

Tout au long des dernières décennies, le grand souci des chercheurs et d'ingénieurs réseaux est de trouver l'approche ou la technologie qui satisfait le plus possible les contraintes et les défis du monde de transfert de données. Autrement dit, une technologie qui permet de satisfaire à l'énorme demande de bande passante et de réduire le coût de chaque bit transmis. Les recherches et les efforts consacrés à ce sujet ont contribué à une grande évolution des réseaux optiques. Toutefois, ces progrès technologiques étaient focalisés essentiellement sur les WANs. De ce fait l'accès à la précieuse bande passante du WAN par les utilisateurs finaux était retenu par le manque de progrès au niveau des MANs ainsi que dans les réseaux d'accès. Ainsi, pour combler cette faille se présente la commutation de flux optiques OFS comme une architecture avanguardiste pour le transport des données via les réseaux optiques, permettant de créer une connexion haut débit tout-optique entre deux utilisateurs finaux de bout en bout. La figure 2.1 représente une vue générique d'un réseau OFS.

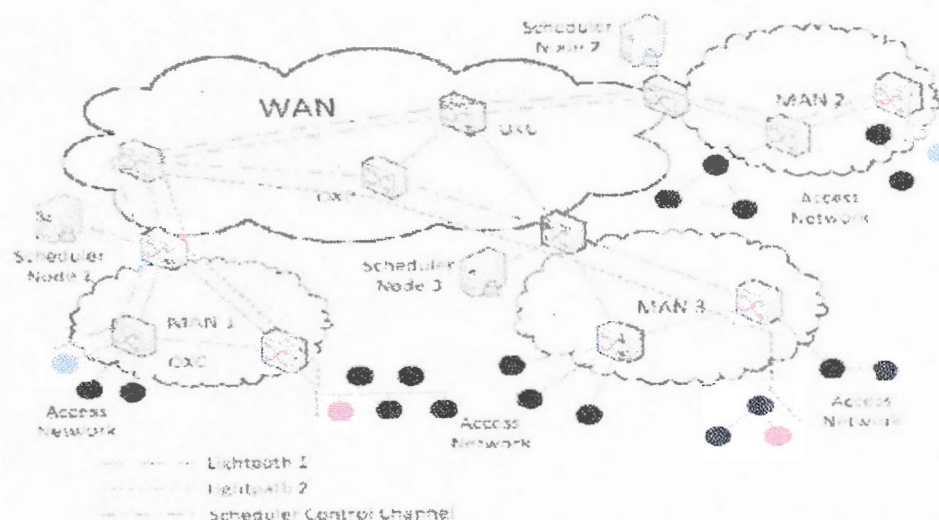


Figure 2.1 Chemins tout-optique de bout en bout dans OFS

(Rosberg, J. Li, F. Li et Zukerman, 2011)

## 2.2. OFS

OFS est une architecture permettant de satisfaire les demandes utilisateurs en terme de bande passante en offrant une connexion haut débit tout-optique de bout en bout. En effet, le secret de la réussite de OFS réside principalement dans le fait d'éliminer toute nécessité de conversion optique-électronique pour router les flux de données puis les reconvertir une deuxième fois au format optique comme il est le cas dans les réseaux optiques statiques traditionnels. Autrement dit, le concept de contourner les routeurs électroniques optiquement a été évoqué par l'architecture GMPLS en se limitant au WAN. Pour ce fait OFS peut être considéré comme une extension à ce concept de GMPLS en étalant le contournement des routeurs électronique jusqu'aux utilisateurs finaux, tel qu'il est illustré dans la figure 2.2 qui suit.



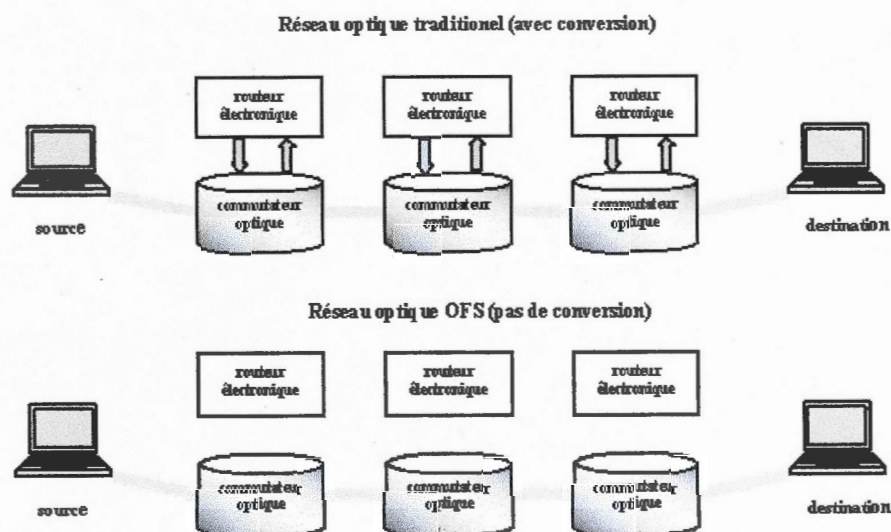


Figure 2.2 OFS versus réseaux optiques traditionnels (Ganguly , 2008)

Cependant, selon (Rosberg, J. Li, F. Li, et Zukerman, 2011) ce concept rend OFS une architecture intéressante et efficace pour les utilisateurs ayant de larges transactions, faute de quoi l'effort consacré à la gestion de réseau et le coût d'équipements utilisateurs requis pour l'établissement d'un chemin tout-optique de bout en bout pour des petites transactions rendent OFS non bénéfique. En conséquence il sera plus judicieux de servir les petites transactions par d'autres architectures comme GMPLS par exemple.

Dans OFS les utilisateurs finaux communiquent, via un plan de contrôle EPS, avec les noeuds ordonnanceurs de leurs MANs respectifs pour demander un chemin optique de bout en bout pour une durée assez longue. À leur tour, les ordonnanceurs communiquent via un plan de contrôle EPS dans le but de coordonner la transmission de données à travers le WAN. Une fois le chemin est établi, la transaction (flux) est servie comme étant un élément indivisible. En effet, une transaction est une suite de cellules de données, traversant le réseau de façon contigue dans le temps et suivant le

même chemin optique, contrairement à EPS, où les transactions sont subdivisées en cellules, qui sont routées indépendamment les unes des autres à travers le réseau. De plus, dans OFS les noeuds du coeur du réseau sont équipés par des commutateurs OXC sans mémoires, alors le problème d'attente ne se pose qu'au niveau des utilisateurs finaux. Ceci à engendrer un énorme avantage de point de vue extensibilité pour OFS par rapport à EPS dont le système de mise en attente de ses routeurs est devenu leur principal goulot d'étranglement dû à l'augmentation croissante du trafic. En outre, cette explosion de trafic généré par les applications clientes à pousser les intervenants de l'industrie électronique à fabriquer des routeurs plus puissants en terme de nombre de ports et vitesse de traitement de données lors des conversions opto-électronique pour s'adapter à l'immense bande passante optique. Ceci à généré un autre souci qui se résume dans les coûts d'utilisation de ces puissants routeurs en terme d'argent et d'énergie.

### 2.3. Architecture OFS

Un réseau optique, en occurrence un réseau OFS, s'étend sur trois paliers hiérarchiques non-indépendants de réseaux : les réseaux d'accès (LANs), les réseaux métropolitains (MANs) et les réseaux longues distances (WANs). La figure suivante illustre l'architecture générale d'un réseau optique.

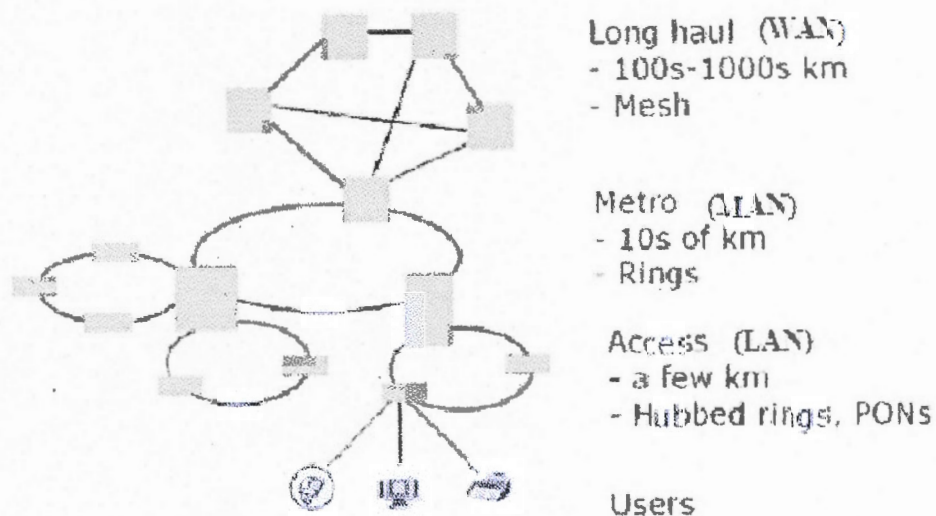


Figure 2.3 Illustration de la topologie générale d'un réseau optique (Mukherjee, 2006)

- LANs : les réseaux d'accès est le moyen par lequel les utilisateurs finaux peuvent se connecter au reste de l'infrastructure du réseau. Généralement ils peuvent connecter quelques centaines d'utilisateurs finaux se trouvant dans un espace géographique qui s'étale sur quelques dizaines de kilomètres. Motivés par sa capacité de fournir une grande bande passante aux utilisateurs finaux d'une part et de ses composants optiques passifs permettant de réduire énormément le coût de chaque connexion d'autre part, les réseaux d'accès utilisent en générale la technologie PON (Mukherjee, 2006).
- MANs : ils jouent le rôle d'interface entre les réseaux longue distance dont la capacité du lien est une source précieuse, et les réseaux d'accès qui génèrent différents flux de trafic avec des débits et des formats variés. Pour ceci, la fonction principale des MANs est d'assurer l'agrégation/désagrégation avec un meilleur rapport coût-efficacité. Chaque MAN est connecté au WAN par l'intermédiaire de son nœud source (nœud ordonnanceur). En outre chaque nœud du MAN est équipé d'un OXC et relié directement à un autre nœud adjacent du MAN, comme il peut être relié à un ou plusieurs réseaux de distribution DN. Les MANs assurent des liaisons étendues sur quelques dizaines de kilomètre ont généralement une architecture en anneaux SONET



ou SDH interconnectés entre eux. De plus, ils contiennent des liens pouvant atteindre quelques centaines de kilomètre (Mukherjee, 2006).

- WANS : la fonction principale de ces réseaux est d'assurer le transport des données sur de très grandes distance, voir quelques milliers de kilomètres. Ils ont généralement une topologie maillé.

Les utilisateurs finaux, connectés aux réseaux d'accès, ayant des données à transmettre, envoient une requête de connexion au nœud ordonnanceur de leur MAN correspondant. Ce dernier s'occupera alors de réserver un chemin tout-optique de bout-en-bout moyennant les ressources réseaux disponibles.

## CHAPITRE III

### COMMUNICATION INTER-MAN DANS LES RÉSEAUX OFS

#### 3.1. Algorithme de communication inter-MAN

Comme on l'a déjà mentionné, les utilisateurs finaux qui désirent transmettre des données, envoient des requêtes d'établissement de connexion à leurs nœuds ordonnanceurs correspondants qui se trouvent à l'interface WAN-MAN. L'algorithme d'ordonnancement doit prendre en considération toutes les ressources disponibles à travers les trois niveaux de réseaux, cités plus haut, pour que la décision soit optimale. Vu la complexité de cette optimisation, l'approche présentée dans (Weichenberg, 2009) demeure une solution plus adéquate face à ce problème. En effet, la réservation du chemin de bout-en-bout sera divisée en deux sous-réservations. On commence par envoyer une requête pour réserver la longueur d'onde au niveau du MAN et WAN en suite deux autres différentes demandes de réservations des longueurs d'ondes au niveau du DN source et le DN destination.

Pour mieux comprendre cet algorithme d'ordonnancement, on va proposer le scénario suivant: Un usager S, situé dans le réseau de distribution  $DN_S$ , veut transmettre un flux à l'usager D, situé dans  $DN_D$ .  $DN_S$  se trouve dans le réseau métropolitain  $MAN_S$  tandis que  $DN_D$  est situé dans  $MAN_D$ . S envoie une requête primaire  $RQ_P$  au nœud ordonnanceur  $N_S$ , situé dans  $MAN_S$ . Le rôle de  $N_S$  est de réserver les ressources nécessaires à cette transmission entre  $DN_S$  et  $DN_D$ . Chaque

noeud ordonnanceur  $N$  d'un MAN, renferme  $n_{w-1}$  files d'attente de type First-In-First-Out (FIFO), où chacune d'entre elles est associée à l'un des autres MANs connectés au même WAN. Une fois  $RQ_P$  atteint  $N_S$ , elle sera placée donc à la fin de la file associée à  $MAN_D$  noté  $Q_{S-D}$ . dès que  $RQ_P$  arrive à la tête de  $Q_{S-D}$ , un canal de longueur d'onde  $w$  sera attribué au flux de  $RQ_P$ . Une fois cette attribution est faite, un chemin tout-optique, reliant les deux bouts  $DN_S$  et  $DN_D$ , est établi à travers  $MAN_S$ , Le WAN et  $MAN_D$ . Une fois cette première réservation est effectuée, la deuxième étape consiste à réserver le canal de longueur d'onde  $w$  entre chaque DN et l'utilisateur qui lui est connecté (ie:  $DN_S-S$  et  $DN_D-D$ ). Pour ce là deux autres requêtes secondaires  $RQ_S$  et  $RQ_D$  seront envoyées respectivement à la file secondaire de la source (noté  $Q_{DN-S}$ ) et la file secondaire de la destination (noté  $Q_{DN-D}$ ). Notons que tout au long de ce processus  $RQ_P$  reste toujours à tête de la file primaire et que physiquement,  $Q_{DN-S}$  se trouve au noeud ordonnanceur  $N_S$  du  $MAN_S$ , par contre  $Q_{DN-D}$  est situé au noeud ordonnanceur  $N_D$  du  $MAN_D$  et elles sont de type FIFO. Lorsque chacune des requêtes  $RQ_S$  et  $RQ_D$  arrive aux têtes de leurs files secondaires respectives, elles notifient les deux noeuds  $N_S$  et  $N_D$ . Dès que chacun des deux noeuds ordonnanceurs  $N_S$  et  $N_D$  reçoit les deux notifications, ils autorisent alors les usagers finaux  $S$  et  $D$  à commencer la transmission du flux. La figure 3.1 illustre le processus d'établissement d'une connexion.

Une fois la transmission est finie, toutes les ressources qui ont été réservées seront libérées.

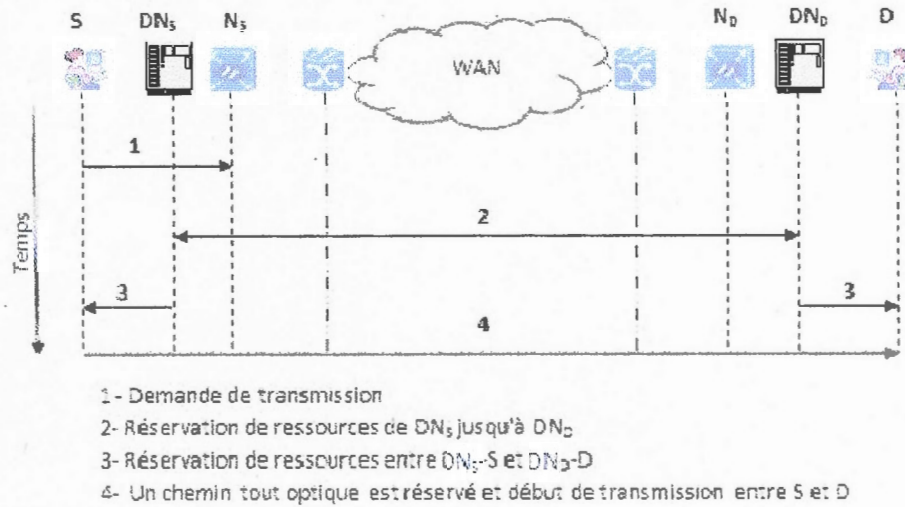


Figure 3.1 Illustration du processus d'établissement de connexion

### 3.1.1. Hypothèses et modélisation

Le modèle de notre réseau est formé d'un ensemble de  $n_w$  MANs connectés, via leurs nœuds ordonnanceurs respectifs, à un seul WAN par  $2f$  fibres ( $f$  pour chaque direction). Les canaux de longueur d'onde de chaque MAN sont divisés en deux groupes. En effet, les communications inter-MANs sont assurées par les canaux de longueur d'onde  $w_{out}$  et celles intra-MANs par les canaux de longueur d'onde  $w_{in}$ . Au cours de cette étude, nous supposons que le trafic entre n'importe quels deux MANs est uniformément distribué. Ceci nous permet d'en déduire l'équation suivante, qui détermine le nombre maximum de longueurs d'ondes pour chaque communication inter-MAN :

$$w_m = \frac{f \times w_{out}}{n_w - 1} \quad (\text{Weichenberg, 2009}) \quad (3.1.1.1)$$



où:

- $w_m$ : nombre de canaux de longueur d'onde via lesquels chaque MAN communique avec n'importe quel autre MAN (canaux de longueur d'onde ravitaillés).
- $f$ : nombre de fibres reliant le noeud racine au reste du WAN.
- $w_{out}$ : nombre de canaux de longueur d'onde dans chaque fibre alloués à la communication inter-MAN.
- $n_w$ : nombre de MAN qui appartiennent à la même WAN.

En outre, on va considérer que le trafic relatif aux demandes des DNS est uniformément distribué. Par conséquent le trafic résultant d'un MAN destinataire particulier est l'agrégation de l'ensemble du trafic généré par les utilisateurs finaux. D'après (Daley et Vere-Jones, 1988), cette agrégation converge vers un processus de poisson avec un taux d'arrivées  $\lambda_m$ .

On a mentionné, ci-haut, que chaque noeud ordonnanceur  $N$  d'un MAN, se compose de  $n_w-1$  files d'attente FIFO, où chacune d'entre elles est associée à l'un des autres MANs connectés au même WAN. De plus, chaque file peut être modélisée comme étant une file de type  $M/G/w_m$  où  $w_m$  est l'ensemble des canaux de longueurs d'ondes dédié à la transmission de  $MAN_S$  vers  $MAN_D$ . Malheureusement, jusqu'à date, aucune solution exacte n'est trouvée pour résoudre ce type de file d'attente, excepté les deux cas où  $w_m = 1$  et  $w_m = \infty$ . Par conséquent, l'étude faite par (Weichenberg, 2009) pour analyser les performances de ce modèle de réseau OFS, consiste à subdiviser le processus de Poisson d'intensité  $\lambda_m$  représentant les flux d'arrivée de chaque pair source-destination de MAN, en  $w_m$  processus de Poisson de type  $M/G/1$  d'intensité :

$$\lambda_f = \frac{\lambda_m}{w_m} \quad (3.1.1.2)$$

Comme on l'a déjà mentionné au para-avant, la réservation du chemin de bout en bout sera divisée en deux réservations successives. En d'autres termes, une fois la première requête  $RQ_p$  arrive à la tête de la file d'attente primaire, la seconde requête sera générée et subdivisée en deux sous-requêtes qui seront envoyées simultanément aux deux autres files secondaires FIFO.

Dans notre modèle, la subdivision de la seconde requête sera modélisée par le point de répartition et de génération des deux requêtes secondaires  $RQ_S$  et  $RQ_P$  destinées aux deux files d'attente secondaires  $Q_{DN-S}$  et  $Q_{DN-D}$ . Ce point est appelé FORK-POINT. Évidemment, les files  $Q_{DN-S}$  et  $Q_{DN-D}$  maintiendront les requêtes en concurrence pour la réservation du même canal de longueur d'onde  $w$  reliant les DNs en question aux utilisateurs finaux. Ces deux files peuvent avoir au plus  $f-1$  requêtes en attente, dont chacune demande une longueur d'onde spécifique.

Lorsque les deux requêtes secondaires arrivent aux têtes de leurs files respectives, les deux nœuds ordonnanceurs  $N_S$  et  $N_D$  seront notifiées pour qu'ils autorisent les utilisateurs finaux  $S$  et  $D$  à commencer la transmission du flux. Cette phase de notification sera modélisée par le point de jointure des deux requêtes secondaires, appelé JOIN-POINT

### 3.2. Ordonnancement des flux prioritaires

Bien que l'approche présentée par (Weichenberg, 2009) soit intéressante, ce pendant elle traite les requêtes en provenance des différents flux de façon séquentielle quel que soient les contraintes auxquelles elles sont soumises (premier arrivé premier servi). Dans (Khayata et Elbiaze, 2012) les auteurs ont ajouté un mécanisme de priorité non-préemptif permettant aux files primaires de mieux servir les requêtes respectives aux flux ayant des contraintes de temps. Pour cela ils ont considéré deux types de requêtes : (1)  $RQ_{HP}$  (requête haute priorité à contraintes de temps) et (2)

$RQ_{BP}$  (requête basse priorité "best effort"). En effet, si une requête  $RQ_{HP}$  arrive à la file primaire elle sera servie avant les éventuelles requêtes  $RQ_{BP}$  qui sont déjà en attente dans la file pour être servi.

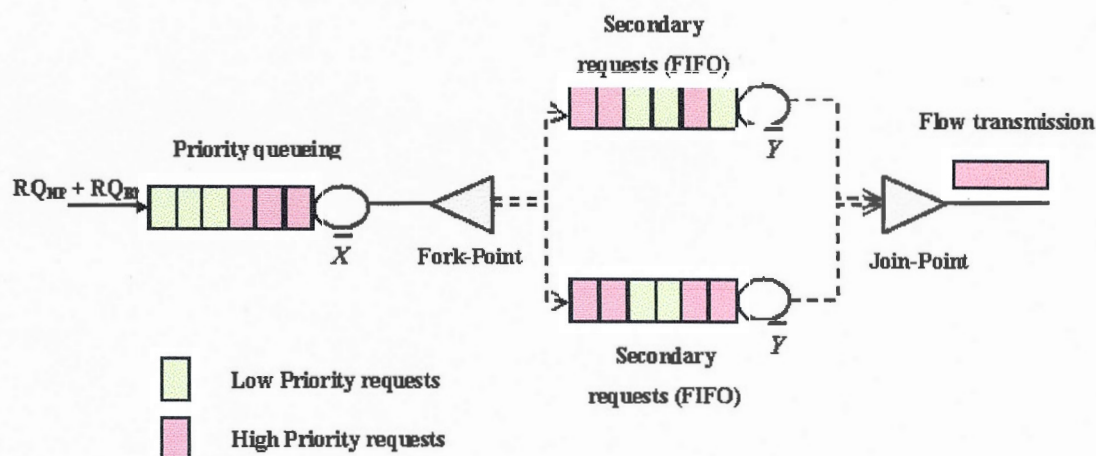


Figure 3.2 Illustration du modèle

### 3.3. Algorithme d'ordonnancement pour la différenciation des services

Bien que l'algorithme proposé par (Khayata et Elbiaze, 2012) a utilisé un mécanisme approprié pour les flux soumis à des contraintes de temps. En effet, il permet au nœud ordonnanceur lors de la sélection du prochain flux à transmettre, de choisir le premier flux prioritaire parmi les flux qui sont dans la file d'attente primaire. Toutefois, dans certains cas ce mécanisme peut être non adéquat si un flux soumis à des contraintes de temps arrive à la file pendant qu'un autre flux non prioritaire ayant une durée un peu longue est entrain d'être servi. Donc le problème c'est qu'il va bloquer le flux plus prioritaire longtemps jusqu'à ce qu'il termine son service.

### 3.3.1. Hypothèses et modélisation

Dans notre modèle on va considérer deux classes de requêtes : classe (1)  $RQ_{HP}$  (requête haute priorité à contraintes de temps) et classe (2)  $RQ_{LP}$  (requête basse priorité à meilleur effort possible). En effet, si une requête  $RQ_{HP}$  arrive à la file primaire elle sera en mesure d'interrompre toute demande  $RQ_{BP}$  déjà en service. De plus on va supposer que la file primaire a une capacité infinie. En conséquence notre système de file se comportera comme une file de type  $M/G/K$  où  $k = w_m$ .

En outre, on va supposer qu'on a deux taux d'arrivées  $\lambda_{HP}$  et  $\lambda_{BP}$  respectifs aux requêtes  $RQ_{HP}$  et  $RQ_{BP}$ . Par conséquent le taux d'arrivée résultant sera la somme des deux taux :

$$\lambda_f = \lambda_{HP} + \lambda_{BP}. \quad (3.3.1)$$

## CHAPITRE IV

### ÉVALUATION DE PERFORMANCES

#### 4.1 Évaluation des probabilités de blocages

Vu que les demandes  $RQ_{HP}$  ont une priorité stricte versus les requêtes  $RQ_{BP}$ , la probabilité de blocage des flux à haute priorité est simplement obtenue par la formule d'Erlang C. En effet, si une nouvelle requête  $RQ_{HP}$  arrive à la file et elle trouve que tous les serveurs sont, éventuellement, entrain de servir d'autres requêtes  $RQ_{HP}$  alors elle sera obligé de rejoindre le buffer et attendre à ce qu'un serveur se libère.

Maintenant, la question intéressante est de savoir comment évaluer la probabilité de blocage (ou de mise en attente) des flux à basse priorité. Une façon de répondre à cette question consiste à mélanger les deux types de flux ensemble pour évaluer la probabilité de blocage du trafic combiné via la formule d'ErlangC. Puisque nous pouvons déterminer la probabilité de blocage de la classe haute priorité, alors on pourra facilement déterminer la probabilité de blocage de la classe basse priorité. On rappelle que la formule Erlang C est insensible à la distribution du temps de service.

Dans (Hai et Zukerman, 2002) les auteurs ont évalué la probabilité de blocage d'une file  $M/G/k/k$  pour différentes classes de priorité. En effet, ils ont utilisé la formule d'ErlangB pour déterminer que la probabilité de blocage d'une file  $M/M/k/k$



reste valable dans le cas d'une file M/G/k/k vu que la formule d'Erlang est insensible à la distribution du temps de service. Dans notre cas il s'agit d'une file d'attente de type M/G/m. Donc, on va utiliser la formule d'ErlangC puisque la taille de la file est infinie. Autrement dit, toute requête qui arrive à la tête de la file d'attente trouve les m serveurs occupés, sera mise en attente (dite aussi bloquée) contrairement à une file M/G/k/k où la requête sera rejetée.

En suivant la même méthodologie de l'article cité précédemment et en se basant sur le fait que la formule d'ErlangC est insensible à la distribution du temps de service, on sera en mesure de déterminer la probabilité de blocage pour différentes classes de priorité. alors cette formule reste valide dans le cas d'une file M/G/m. En utilisant les résultats trouvés et étant donné que les requêtes RQ<sub>HP</sub> ont une priorité absolue par rapport à celles RQ<sub>BP</sub>, la probabilité de blocage des demandes de la classe (1) peut être calculé comme suit :

$$P_B(1) = \frac{\left( \frac{(\omega_m \rho_1)^{\omega_m}}{\omega_m!} \right) \left( \frac{1}{1 - \rho_1} \right)}{\left[ \sum_{k=0}^{\omega_m-1} \frac{(\omega_m \rho_1)^k}{k!} + \left( \frac{(\omega_m \rho_1)^{\omega_m}}{\omega_m!} \right) \left( \frac{1}{1 - \rho_1} \right) \right]} \quad (4.1)$$

Où  $\rho_1 = \lambda_{HP} \bar{X} / \omega_m$  est la charge du trafic de la classe 1.

De plus, si on a plusieurs classes de priorité alors les deux premières classes (1) et (2) ne seront jamais bloquées par les classes moins prioritaires. Par conséquent la probabilité de blocage du trafic combiné des deux classes est :

$$P_B(1,2) = \frac{\left( \frac{(\omega_m \rho_{1,2})^{\omega_m}}{\omega_m!} \right) \left( \frac{1}{1 - \rho_{1,2}} \right)}{\left[ \sum_{k=0}^{\omega_m-1} \frac{(\omega_m \rho_{1,2})^k}{k!} + \left( \frac{(\omega_m \rho_{1,2})^{\omega_m}}{\omega_m!} \right) \left( \frac{1}{1 - \rho_{1,2}} \right) \right]} \quad (4.2)$$



Où  $\rho_{1,2} = \rho_1 + \rho_2$

Étant donné  $P_B(1)$  et  $P_B(1,2)$ , on peut déterminer la valeur de  $P_B(2)$  par la relation suivante :

$$P_B(1,2) = p_1 P_B(1) + p_2 P_B(2) \quad (4.3)$$

Où  $p_i = \lambda_i / (\lambda_1 + \lambda_2)$ ,  $i=1,2$  (resp : HP,BP)

Alors on a :

$$P_B(2) = (1/\lambda_2)(\lambda_1 + \lambda_2) [P_B(1,2) - (\lambda_1/\lambda_1 + \lambda_2) P_B(1)] \quad (4.4)$$

Généralement, la probabilité de blocage pour une classe  $i$  donnée, peut être calculée comme suit :

$$P_B(i) = (1/\lambda_i) \left( \sum_{j=1}^i \lambda_j \right) [P_B(1,2,\dots,i) - p_{1,2,\dots,i-1} P_B(1,2,\dots,i-1)] \quad (4.5)$$

Où  $p_{1,\dots,i-1} = \sum_{j=1}^{i-1} \lambda_j / \sum_{j=1}^i \lambda_j$

$$P_B(1,\dots,i) = \frac{\left( \frac{\sum_{j=1}^i (\omega_m \rho_j)^{\omega_m}}{\omega_m!} \right) \left( \frac{1}{1 - \sum_{j=1}^i \rho_j} \right)}{\left[ \sum_{k=0}^{\omega_m-1} \frac{(\sum_{j=1}^i (\omega_m \rho)^k)}{k!} + \left( \frac{\sum_{j=1}^i (\omega_m \rho_j)^{\omega_m}}{\omega_m!} \right) \left( \frac{1}{1 - \sum_{j=1}^i \rho_j} \right) \right]} \quad (4.6)$$

$i=2,\dots,n$

Dans ce qui suit, on va se focaliser sur la détermination de la probabilité de blocage de la partie Fork-Join de notre modèle, représenté par la figure ci-dessous.

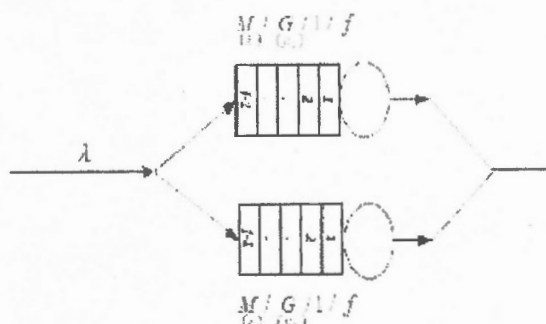


Figure 4.1 Partie Fork-Join

Dès son arrivée, la demande sera subdivisée en deux sous-requêtes qui seront dirigées simultanément vers les deux files d'attente secondaires. La réservation des ressources des deux portions DN-usager final est représentée par ces deux réservations. En effet, les deux files secondaires maintiendront les requêtes en concurrence pour la réservation du même canal de longueur d'onde  $u$  reliant les DN en question aux utilisateurs finaux. Ces deux files peuvent avoir au plus  $f-1$  requêtes en attente, dont chacune demande une longueur d'onde spécifique. Comme les deux réservations se font au même temps, nous représentons formellement la partie fork-join du réseau avec des files de même taille pour déterminer le temps de séjour passé lors d'une connexion, en utilisant un modèle  $M/G/1/f$  fork-join comme le montre la figure ci-dessus. Pour faciliter le calcul on suppose que les deux files sont identiques, par conséquent leurs temps de service sont identiques  $1/u_1 = 1/u_2 = Y$

Dans l'article (MacGregor Smith et Cruzy, 2004), les auteurs ont montré que la probabilité de blocage de la partie fork-join représentée par des files  $M/G/1/k$  est égal à:

$$P_k = \frac{\rho^{\left( \frac{2 + \sqrt{\rho s^2 - \sqrt{\rho} + 2k}}{2 + \sqrt{\rho s^2 - \sqrt{\rho}}} \right)} (-1 + \rho)}{\rho^{\left( \frac{2 + \sqrt{\rho s^2 - \sqrt{\rho} + k}}{2 + \sqrt{\rho s^2 - \sqrt{\rho}}} \right)} - 1} \quad (4.7)$$

avec:

- $\rho = \lambda \bar{Y}$  est la charge de trafic dans chacune des deux files
- $\lambda = \frac{\lambda_m}{n_{DN}}$
- $\bar{Y} = \frac{f \lambda \bar{L}^2}{2(n_{DN} - f \lambda \bar{L})}$  d'après (Weichenberg, 2009).
- $k=f$  et  $s^2$  est le coefficient quadratique de variation.

Finalement, la probabilité de blocage totale pour un client de la classe HP est le produit des deux équations (4.1) et (4.7). Elle est égale à:

$$P_B(HP) = P_B(HP) * P_k \quad (4.8)$$

pour un client de la classe basse priorité (BP), elle sera le produit des deux équations (4.5) et (4.7). Elle est égale à:

$$P_B(BP) = P_B(BP) * P_k \quad (4.9)$$

## 4.2 Évaluation du temps de séjour

Dans (Bondi et Buzen, 1984), ont étudié le temps de séjour d'une file M/G/m prioritaire avec préemption. il a montré que le temps de séjour pour la classe haute priorité est gal à:

$$R_1 = \frac{\lambda_1^{\omega_m} E[X^2] (E[X])^{\omega_m-1} \times p_0(\rho)}{2(\omega_m-1)! (\omega_m - \lambda_1 E[X])^2} + E[X] \quad (4.10)$$

où:

- X est une variable aléatoire désignant le temps de service dont ses deux premières moments sont respectivement d'après (Weichenberg, 2009)

$$\bar{X} = \bar{L} + \frac{f \lambda \bar{L}^2}{2(n_{DN} - f \lambda \bar{L})}$$

et

$$\overline{X^2} = \frac{n_{DN} \bar{L}^2}{n_{DN} - f \lambda \bar{L}} + \frac{(f \lambda \bar{L}^2)^2}{2(n_{DN} - f \lambda \bar{L})^2} + \frac{f \lambda \bar{L}^3}{3(n_{DN} - f \lambda \bar{L})}$$

$$p_0(\rho) = \left[ \sum_{i=0}^{\omega_m-1} \frac{(\omega_m \rho)^i}{i!} + \frac{(\omega_m \rho)^{\omega_m}}{\omega_m! (1-\rho)} \right]^{-1} \quad \text{est la probabilité que la file soit vide.}$$

$$\rho = \lambda E[X] / \omega_m$$

Éventuellement, si on dispose de  $r$  classes de priorités différentes alors le temps de séjour d'une classe de priorité  $p$  peut être trouvé en utilisant la formule suivante:

$$R_p = \frac{\lambda_{(p)} \bar{R}_{(p)} - \lambda_{(p-1)} \bar{R}_{(p-1)}}{\lambda_p}, \quad p=2,3,\dots,r \quad (4.11)$$

où

$$* \quad \lambda_{(p)} = \sum_{k=1}^p \lambda_k, \quad p=1,2,\dots,r$$

$$* \quad \bar{R}_{(p)} = \frac{1}{\mu_{(p)}} + \left[ \frac{1}{\lambda_{(p)}} \sum_{k=1}^p \lambda_k r_k - \frac{1}{\omega_m \mu_{(p)}} \right] \gamma$$

est le temps de réponse global des  $p$  priorités.

$$* \quad \mu_{(p)} = \frac{1}{\sum_{j=1}^p \lambda_j / \mu_j} \sum_{i=1}^p \lambda_i$$

est le taux moyen de service global des  $p$  priorités pondéré par les taux d'arrivées.

$$* \quad \gamma = \frac{P_{\omega_m}(\rho_{(p)})}{\rho_{(p)}}, \quad \text{coefficient de pondération}$$

$$\text{où} \quad \rho_{(r)} = \sum_{i=1}^r (\lambda_i / \omega_m \mu_i)$$

\*  $r_k$  est le temps de réponse d'une classe de priorité  $k$  dans une file M/G/1 avec priorité préemptive. D'après (Sinclair, 2005) il est égal à:

$$r_p = \frac{E[X_p](1 - \Pi_p) + \sum_{i=1}^p \lambda_i E[X_i^2]/2}{(1 - \Pi_p)(1 - \Pi_{p-1})}$$



où  $\Pi_p = \sum_{i=1}^p \rho_i$ , avec  $\Pi_0 = 0$  et  $\rho_i = \lambda_i E[X_i]$

Maintenant pour trouver le temps de séjour de la partie Fork-join, il suffit d'appliquer la loi de Little et on obtient les résultats suivants:

$$\bar{N} = \sum_{k=0}^k P_k, \text{ le nombre moyen de clients.}$$

par la suite le temps de séjour pour la partie Fork-Join est simplement égal à:

$$\bar{S} = \bar{N} / \lambda \quad (4.12)$$

Finalement en additionnant les équations (4.10) et (4.12) puis (4.11) et (4.12) on trouve le temps de séjour vu par un client de la classe HP puis respectivement par un client de la classe BP.

### 4.3 Paramètres de simulation

Pour valider l'étude analytique, plusieurs simulations ont été réalisées avec MATLAB®. Notre modèle de simulation consiste en deux MANs (MAN source et MAN destination) connectés par  $w_m$  longueurs d'onde. Le premier MAN est la source, représenté par un seul nœud. On suppose que les flux générés par chacun des utilisateurs finaux suivent un processus d'arrivée de Poisson, chaque processus est indépendant. Par conséquent, le trafic généré au niveau du MAN source est la superposition de ces différents processus. Le deuxième MAN est la destination, représenté par  $w_m$  nœuds. Le trafic atteignant l'un de ces nœuds est le trafic entrant



dans le MAN destination divisé par le nombre de DNs dans ce MAN. Autrement dit, notre modèle de réseau peut être considéré tout simplement comme étant un réseau de files d'attente: une file prioritaire contenant les requêtes générées par le MAN source et  $w_m$  files FIFO contenant les requêtes en compétition, relatives au même utilisateur final.

En outre, dans le but de simplifier notre modèle on a pris en considération plusieurs hypothèses: a) uniformité entre toute paire de MANs; b) uniformité dans toutes les requêtes relatives au DN et c) les flux sont susceptibles d'être destinés à un utilisateur final quelconque.

Les paramètres considérés dans notre simulation sont:

- $\lambda$ : le trafic généré par un DN quelconque,
- $n_{DN}$ : le nombre de DN dans un MAN,
- $\lambda_m$ : le trafic résultant généré au niveau du MAN source,
- $w_m$ : le nombre de longueurs d'onde réservé pour la transmission entre les MANs source et destination,
- $f$ : le nombre de fibres entre deux nœuds adjacents (équivalent à la taille des files FIFO),
- $L$ : longueur de flux.

#### 4.4 Résultats

Dans cette section, nous présentons les résultats d'évaluation des performances obtenues en termes de probabilité de blocage et de temps de séjour. Dans notre étude on a considéré trois distributions de longueurs de flux: 1) Uniforme; 2) Normale et 3) Pareto.

Dans la figure 4.2 et 4.3, la probabilité de blocage pour la classe haute priorité (HP) est tracée en fonction de l'intensité du trafic ( $\rho$ ). En examinant les petites valeurs obtenues, on peut facilement remarquer l'impact du mécanisme de priorité sur la probabilité de blocage de cette classe. On remarque aussi que les trois distributions de longueurs de flux donnent les mêmes valeurs à l'exception de la distribution pareto qui représente une légère différence à partir de 40% de l'intensité du trafic dans la figure 4.2. Ceci peut être expliqué par le degré de variabilité des longueurs des flux où la distribution Pareto présente un écart significatif au niveau de ces longueurs, ce qui fournit une légère meilleure probabilité de blocage au niveau de la file prioritaire. Dans la figure 4.3 on remarque aussi que les valeurs totales de la probabilité de blocage de la classe HP sont encore plus petites que celles dans la figure 4.2. Ceci peut être expliqué par la faible probabilité de blocage au niveau de la file secondaire.

Les figures 4.4 et 4.5 montrent les probabilités de blocage pour les deux classes de trafic, haute priorité (HP) et basse priorité (BP) versus l'intensité du trafic. La remarque la plus importante c'est qu'il est clair que la classe prioritaire a toujours une faible probabilité de blocage par rapport à la classe BP. Ceci est dû au mécanisme de priorité et satisfait pleinement le but de notre approche.

Les figures 4.6 et 4.7 illustrent le temps de séjour pour la classe haute priorité (HP) en fonction de l'intensité du trafic ( $\rho$ ). Il est clair que la distribution Normale de longueur de flux offre un meilleur délai suivie par la distribution Uniforme tandis que la distribution à queue lourde conduit à un délai excessif. Ceci peut être expliqué par le degré de variabilité des longueurs des flux, ce qui augmente le temps de séjour pour la distribution Pareto au niveau de la file primaire puisqu'elle présente une grande variance au niveau des tailles du flux. En outre, l'écart entre les résultats des distributions de tailles des flux de la figure 4.7 sont plus petits que ceux de la figure

4.6 puisque la distribution de la taille du flux influe directement sur le temps de service de la file secondaire.

Les figures 4.8 et 4.9 montrent le temps de séjour pour les deux classes de trafic HP et BP en fonction de l'intensité du trafic. À partir des courbes résultats on peut clairement voir que le bénéfice de la file prioritaire commence à se manifester à partir de 60% de l'intensité du trafic et devient intéressant. À 80% de l'intensité du trafic le temps de séjour totale du trafic HP est égale à 73% de celui de la classe BP, puis il se réduit jusqu'à 29% à 90% de l'intensité du trafic. Ce pendant, on remarque aussi que avant 60% de l'intensité du trafic le temps de séjour totale de la classe BP est inférieur à celui de la classe HP (le temps de séjour totale du trafic BP est égale environ à 75% de ce lui du trafic HP). Par conséquent, en se référant aux résultats trouvés on peut dire que l'approche d'ordonnancement proposée à atteint notre but, en particulier pour les réseaux dont la charge est élevée (supérieure à 60%).

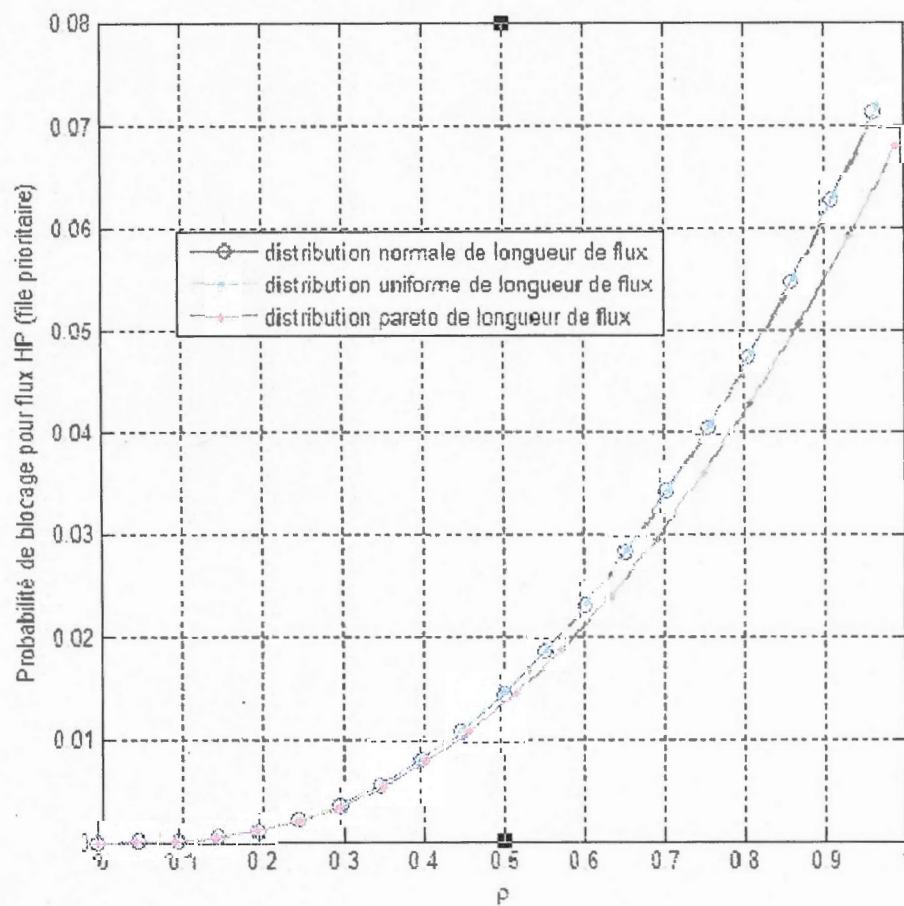


Figure 4.2 La probabilité de blocage versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.

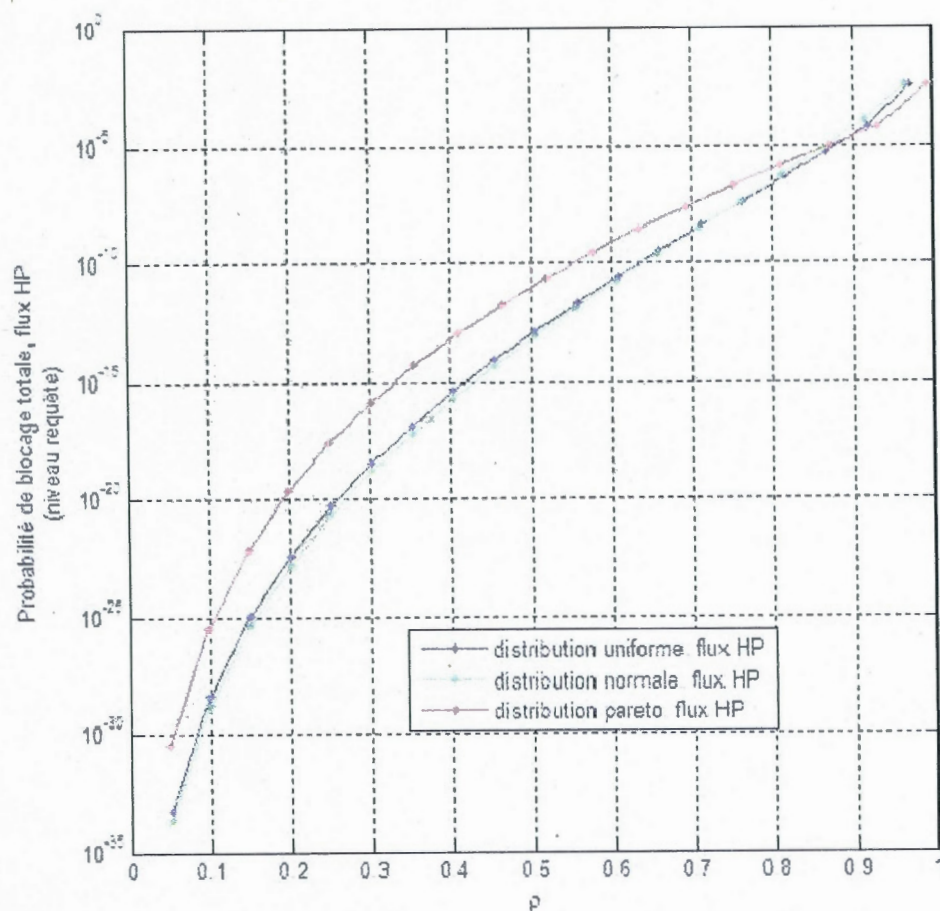


Figure 4.3 La probabilité de blocage totale (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.



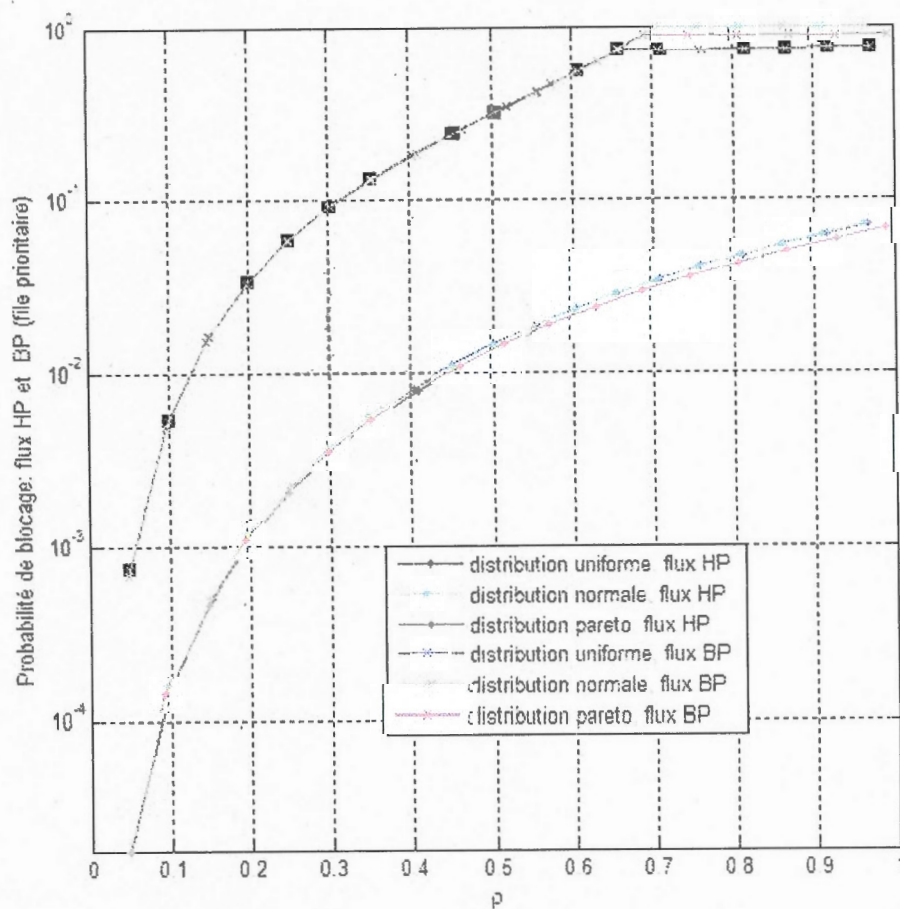


Figure 4.4 La probabilité de blocage (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.

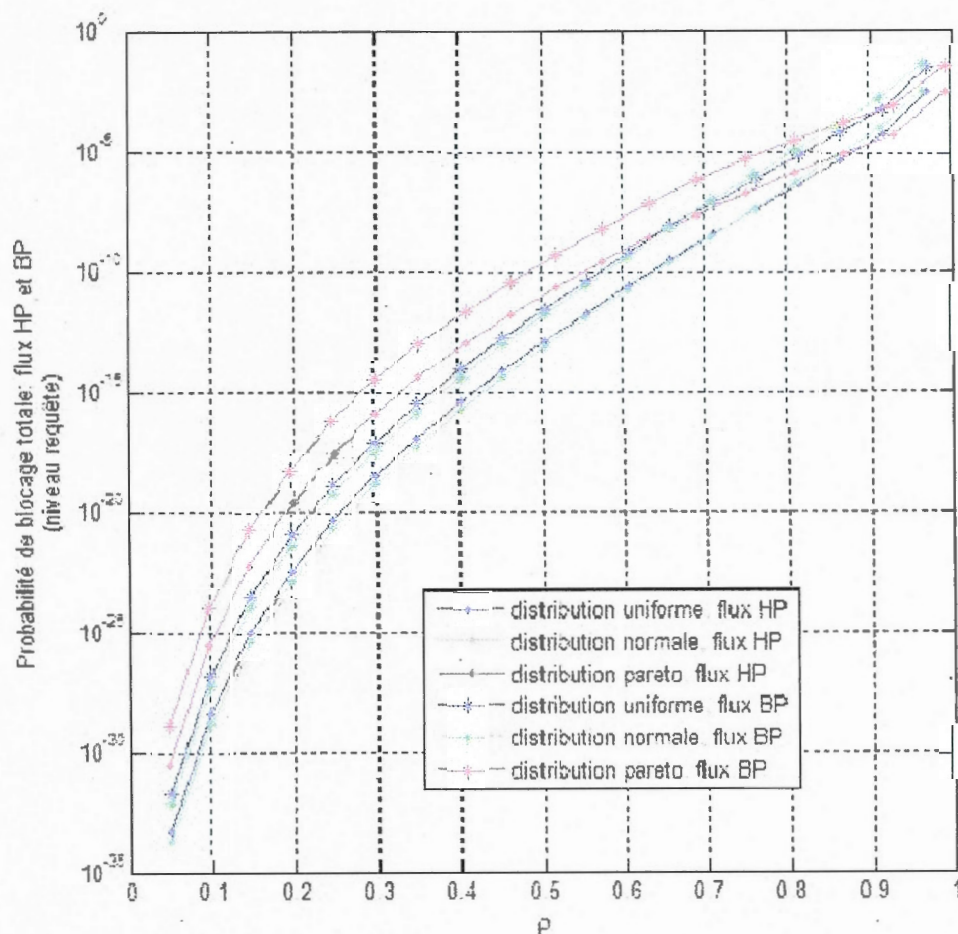


Figure 4.5 La probabilité de blocage totale (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.

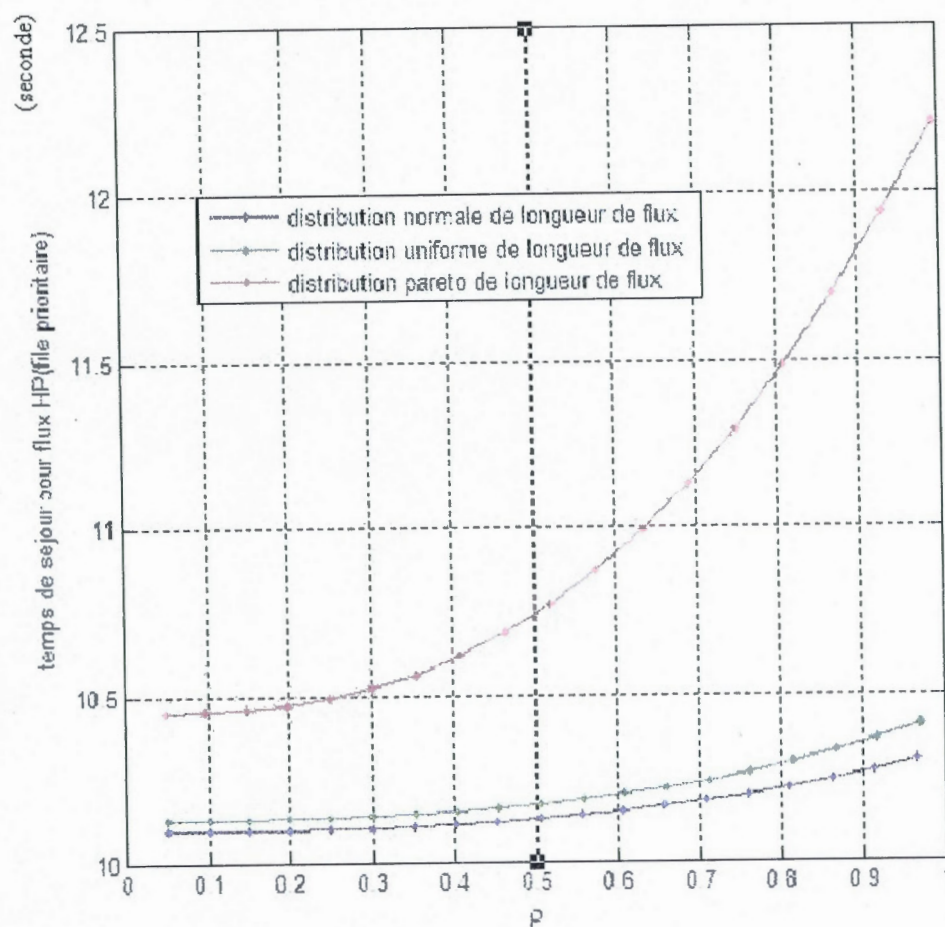


Figure 4.6 Le temps de séjour versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.

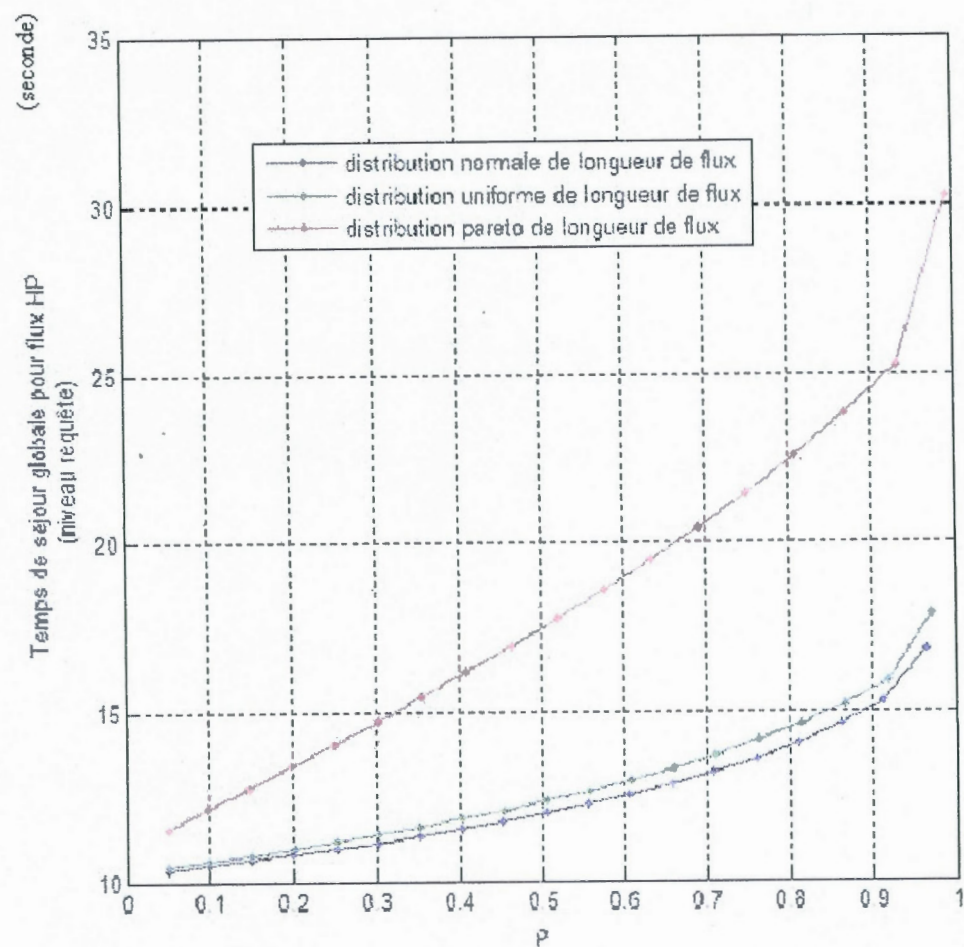


Figure 4.7 Le temps de séjour total versus l'intensité du trafic pour la classe haute priorité (HP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.



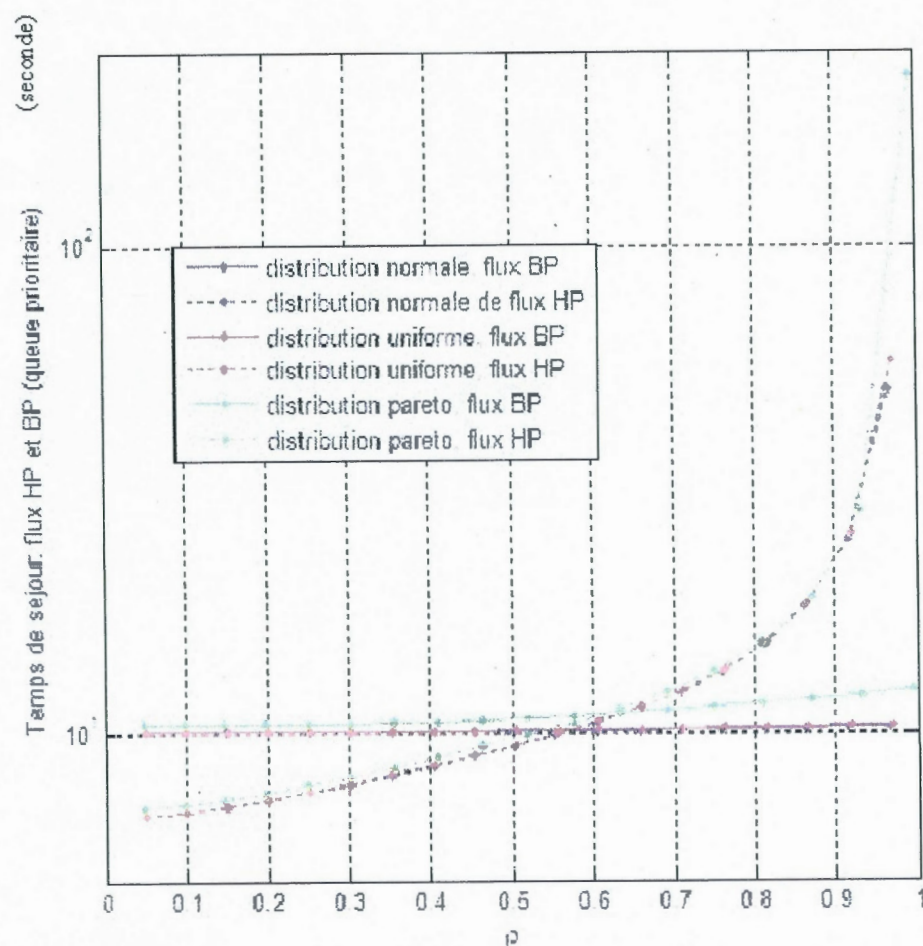


Figure 4.8 Le temps de séjour (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s.



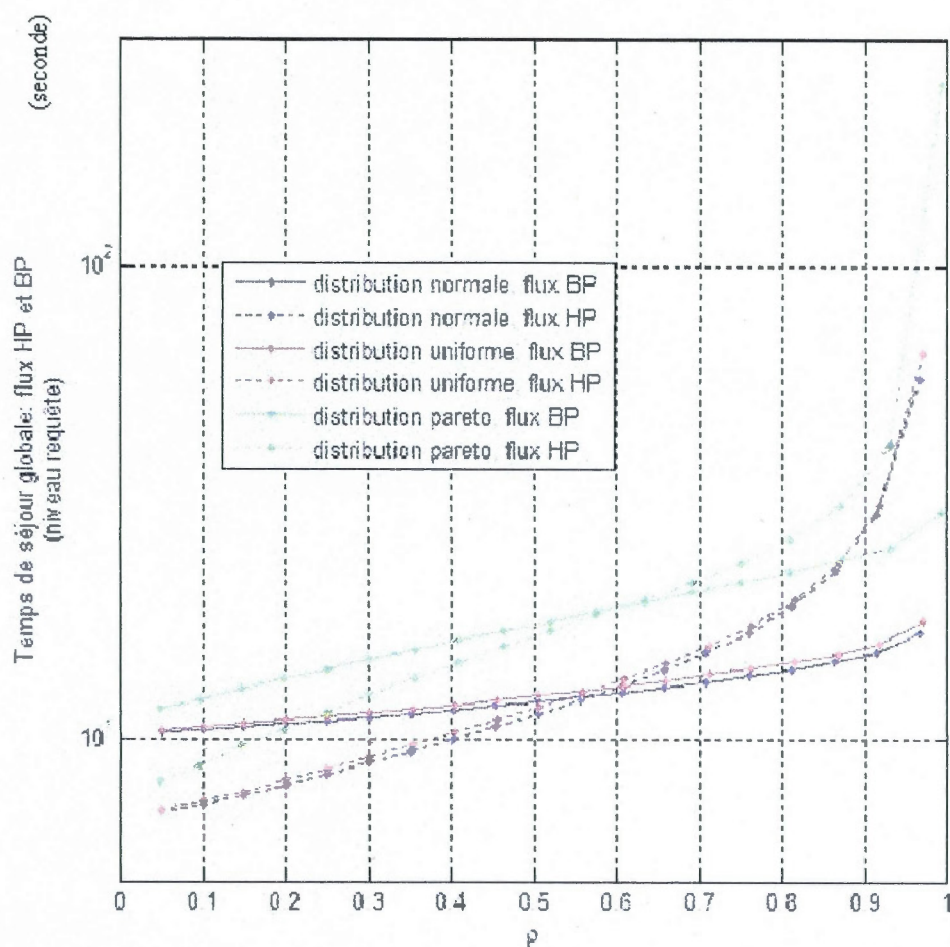


Figure 4.9 Le temps de séjour totale (échelle logarithmique) versus l'intensité du trafic pour les deux classe haute priorité (HP) et basse priorité (BP) sous trois distributions de longueurs de flux. Dans tous les cas les flux ont une durée moyenne de 10s. Les valeurs des paramètres de la queue lourde (Pareto) sont: location=6.5 et forme=3.1

## CONCLUSION

Dans ce mémoire, nous avons proposé un algorithme d'ordonnancement basé sur la qualité de service (QoS) pour la différenciation de service dans les réseaux à commutation de flux optiques (OFS). Nous avons considéré deux classes de flux: 1) classe haute priorité et 2) classe basse priorité. À fin d'assurer la différenciation des flux entrant, le mécanisme proposé utilise une file primaire à priorité préemptive. Nous avons élaboré une étude analytique suivie par des simulations à fin d'évaluer les performances du mécanisme en question en termes de probabilité de blocage et de temps de séjour. Les résultats numérique ont montré l'efficacité du mécanisme proposé à satisfaire pleinement les flux soumis à des contraintes de temps (haute priorité) en terme de probabilité de blocage et en terme de temps de séjour spécialement pour les réseaux dont la charge est élevée.

Bien que l'étude présenté dans ce mémoire ne fournit pas des informations détaillées pour expliquer comment ce service de différenciation sera implémenté explicitement dans un réseau OFS, elle fournit des informations utiles pour le déploiement des réseaux OFS basés sur la qualité de service.

La considération d'autres types plus évolués de système de file d'attente, de pousser la discipline de priorité au niveau des files secondaires et de considérer d'autres critères de QoS peuvent être considérés comme des perspectives pour notre mécanisme à fin de consolider la vigueur et la précision de notre étude.

## BIBLIOGRAPHIE

- A. Kaheel and H. Alnuweiri. (2003). A strict priority scheme for quality-of-service provisioning in optical burst switching networks. In Computers and Communication. (ISCC 2003). Proceedings. Eighth IEEE International Symposium on , 1, 16-21.
- André B. Bondi and Jeffrey P. Buzen. (1984). The response times of priority classes under preemptive resume in M/G/m queues. Measurement and modeling of computer systems. Proceedings of the 1984 ACM SIGMETRICS conference, (SIGMETRICS '84), (pp. 195-201).
- Chunsheng Xin and Chunming Qiao. (2001). A comparative study of obs and ofs. In Optical Fiber Communication Conference and Exhibit. OFC., 4, p. ThG7\_1 \_ ThG7\_3.
- D. J. Daley and D. Vere-Jones. (1988). An Introduction to the Theory of Point Processes. Springer-Verlag .
- G. Weichenberg. (2009). Design and analysis of optical flow switched networks. Ph.D. Dissertation, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge.
- G. Weichenberg, V.W.S. Chan and M. Medard. (2007). Access network design for optical flow switching. In Global Telecommunications Conference. GLOBECOM '07. IEEE, (p. 2390 \_2395).

- G. Weichenberg, V.W.S. Chan and M. Medard. (2006). Opn08-06: On the throughput-cost tradeoff multi-tiered optical network architectures. In Global Telecommunications Conference. GLOBECOM '06. IEEE, (pp. 1-6).
- G. Weichenberg, V.W.S. Chan and M. Medard. (2007). On the capacity of optical networks: A framework for comparing different transport architectures. Selected Areas in Communications, IEEE Journal on, 25(6): , 84 -101.
- Ganguly, A. (2009). Optical Flow Switching With Time Deadlines For High-Performance Applications. Thèse de Mastère, Massachusetts Institute of Technology.
- Ganguly, B. (2008). Implementation and modeling of a scheduled optical flow switching (ofs) network. Thèse de Doctorat, Massachusetts Institute of Technology.
- Hai Le Vu; Zukerman, M. (2002). Blocking probability for priority classes in optical burst switching networks. Communications Letters, IEEE , 6 (5), 214-216.
- I. Alabdulmohsin, A. Hyadi, L. Afify and B. Shihada. (2014). End-to-End Delay Analysis in Wireless Sensor Networks with Service Vacation. in Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC).
- J. MacGregor Smith and F. R. B. Cruz . (2004, May). The Buffer Allocation Problem for General Finite Buffer Queueing Networks. Retrieved from <ftp://est.ufmg.br/pub/fcruz/pub/iie.pdf>
- J. Ramamirtham and others. (2003). Time Sliced Optical Burst Switching. NFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies.

- Khayata, I. (2011). Service Differentiation in Optical Flow Switching. mémoire de master, UNIVERSITÉ DU QUÉBEC À MONTRÉAL, Montréal.
- Khayata, I.; Elbiaze, H. (2012). Service differentiation in OFS network: Performance analysis. Computing, Networking and Communications (ICNC), International Conference on, (pp. 866-870).
- Kumar, S., J. Turner, et P. Crowley. 2005. Addressing queuing bottlenecks at highsPEEDS. In Proceedings of the 13th Symposium on High Performance Interconnects. Coll. \_ HOTI '05 \_, p. 107{113, Washington, DC, USA. IEEE Computer Society.
- Kwok Shing Ho, Kwok Wai Cheung. (2009). Approach for Building the Next Generation Green Optical. Communications and Photonics Conference and Exhibition (ACP), 2009 Asia , (pp. 1-2). Shanghai, China .
- Modiano, E. (1999, March). WDM-based Packet Networks. IEEE Communication magazine .
- Mukherjee, B. (2006). Optical WDM Networks. Springer-Verlag New York, Inc .
- Sinclair, B. (2005). Priority M/G/1 Queue With And Without Preemption. <http://hph16.uwaterloo.ca/~bshihada/F12337/papers/mglp.pdf>.
- V.W.S.Chan, A.R. Ganguly and G. Weichenberg. (2009). Optical flow switching with time deadlines for high-performance applications. In Global Telecommunications Conference. GLOBECOM 2009. IEEE, (pp. 1-8).
- Z. Rosberg, J. Li, F. Li, and M. Zukerman. (2011). Flow Scheduling in Optical Flow Switched (OFS) Networks Under Transient Conditions. Journal of lightwave technology, IEEE , 29 (21), 3250-3264.